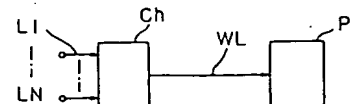


**(54) CONDITION SUPERVISION PROCESSING DEVICE**

(11) 63-13443 (A) (43) 20.1.1988 (19) JP  
 (21) Appl. No. 61-156441 (22) 2.7.1986  
 (71) NEC CORP (72) KIICHIRO MORIMOTO  
 (51) Int. Cl.<sup>4</sup> H04L1/00, H04L11/00, H04Q9/00

**PURPOSE:** To omit a transmitting signal sending means of a constant time interval at a slave station device side and the receiving time supervising means of a transmitting signal at a master station device side by giving a transmitting sequence number to a transmitting signal at the slave station device side and collating the transmitting sequence number at the master station device side.

**CONSTITUTION:** The device is equipped with a means which is provided at a slave station device Ch and gives a transmitting sequence number to a transmitting signal which is the information changing information of a supervising condition and a means which is provided at a master station device Pa and collates the transmitting sequence number of the transmitting signal. Consequently, the master station device side Pa collates the transmitting sequence number transmitted from the slave station device Ch side, can detect the omission of the transmitting signal from the slave station device Ch side and the master station device side Pa can prevent the condition judgement of the erroneous supervision beforehand. Thus, the means to send the supervising information signal at the constant time interval by the slave station device and the means to execute the time supervision of the receiving signal by the master station device side can be omitted.



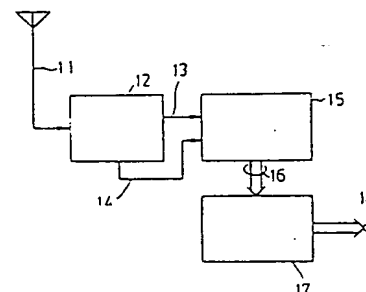
LI, LN: supervising line. WL: supervising line

**(54) DECODING METHOD FOR ERROR CORRECTING BLOCK CODE**

(11) 63-13444 (A) (43) 20.1.1988 (19) JP  
 (21) Appl. No. 61-157034 (22) 2.7.1986  
 (71) NIPPON TELEGR & TELEPH CORP <NTT>  
 (72) TADASHI MATSUMOTO  
 (51) Int. Cl.<sup>4</sup> H04L1/00, H03M13/00

**PURPOSE:** To attain a maximum likelihood decoding even when a receiving electric field level is largely changed like a shifting communication by obtaining a receiving electric field level for respective digits of a receiving word and making a code word, in which the sum of a weight calculated from the receiving electric field level comes to be minimum, into a decode result.

**CONSTITUTION:** Outputs 13 and 14 are supplied to a bit unit decoder 15, a bit unit is identified, simultaneously, the receiving electric field level in an identifying timing is sampled and the receiving word of one frame and the sample value of the receiving electric field level in respective bits are supplied to a block coder decoder 17 as an output 16. The block coder decoder 17 executes the processing to obtain a code word to minimize the sum of the sample value of the receiving electric field level in the different bit of the code of the whole or a part of the code word and the receiving word or the receiving CNR(carrier noise ratio) value obtained from the value, and outputs the result as a decoding output 18. Thus, when the receiving electric field level is largely changed like the shifting communication, the maximum likelihood decoding can be executed.



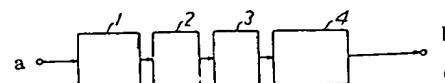
11: receiving antenna. 12: receiver

**(54) DATA ERROR CORRECTING CIRCUIT**

(11) 63-13446 (A) (43) 20.1.1988 (19) JP  
 (21) Appl. No. 61-156486 (22) 3.7.1986  
 (71) FUJITSU LTD (72) JOTARO KOSHIKAWA(2)  
 (51) Int. Cl.<sup>4</sup> H04L1/08, H04L1/00

**PURPOSE:** To output a preceding condition held from an error correcting part and to correct the error even when the frame of low speed data or a data clock are absent by converting high speed serial data to parallel data and detecting the bit of the same position as respective frames with special conditions.

**CONSTITUTION:** When the low speed data of one frame constitution are transmitted at an (m) bit, the same low speed is transmitted over plural high speed frames, and therefore, the redundancy of the data is used and two bits of the same position in a high speed frame are continuously compared. Namely when high speed serial data are converted to parallel data by a serial/ parallel converting part 1 and an all "1" and all "0" detecting part 2 detects the condition in which the bit at the same position of respective frames is not "all" or "all"0, the preceding output condition held from an error correcting part 3 is sent and the error is corrected. Thus, even when the information of a low speed frame or a data clock is absent, the error of the low speed data can be corrected in the condition of the high speed serial data.



a: high speed serial data. b: corrected data. c: high speed serial. 1: parallel/serial converting part

⑩ 日本国特許庁(JP)

⑪ 特許出願公開

⑫ 公開特許公報(A)

昭63-13444

⑬ Int.Cl.<sup>4</sup>

H 04 L 1/00  
H 03 M 13/00

識別記号

庁内整理番号

B-6651-5K  
6832-5J

⑭ 公開 昭和63年(1988)1月20日

審査請求 未請求 発明の数 1 (全11頁)

⑮ 発明の名称 誤り訂正ブロック符号復号法

⑯ 特 願 昭61-157034

⑰ 出 願 昭61(1986)7月2日

⑱ 発 明 者 松 本 正 神奈川県横須賀市武1丁目2356番地 日本電信電話株式会社  
社通信網第二研究所内

⑲ 出 願 人 日本電信電話株式会社 東京都千代田区内幸町1丁目1番6号

⑳ 代 理 人 弁理士 草 野 卓

明 細 書

1. 発明の名称

誤り訂正ブロック符号復号法

2. 特許請求の範囲

データに冗長ビットを付加して誤り訂正ブロック符号として送信された符号に対する復号法において、

受信符号をビット単位の識別復号を行って受信語を作ると共に、

その受信語の各ディジットごとの受信電界レベルを求め、

可能性のある各符号語と受信語とを対応ディジットごとと比較し、

不一致となったディジットにおける、受信電界レベルより計算される重みの総和が最小となる符号語を復号結果とすることを特徴とする誤り訂正ブロック符号復号法。

3. 発明の詳細な説明

「産業上の利用分野」

この発明は、データに冗長ビットを付加して誤

り訂正ブロック符号として送信された符号の復号方法に関し、例えば、陸上移動無線におけるデータ伝送方式に用いられた誤り訂正ブロック符号に対する復号法に適用される。

「従来の技術」

よく知られているように、移動通信におけるデータ伝送では伝送路で発生する高速で変動幅の大きいフェージングのために符号誤りが発生し、なんらかの誤り制御を行う事が不可欠である。この場合、フェージングピッチの変動に応じて誤りのパターンが様々に変化する移動通信の環境では、誤り訂正能力がフレーム内の誤りの数だけに依存するランダム誤り訂正のブロック符号が適していると考えられる。

このブロック誤り訂正符号の復号法には、符号の持つ代数的な冗長性だけを利用して復号を行う最小距離復号法が従来から用いられてきた。しかしながら、この最小距離復号法は符号の持つ代数的性質に着目して受信語に最も近い符号語を求めるもので、受信語の各ディジットの誤り率は復号

に何ら影響を与えない。つまり、各ディジットの誤り率は全て等しいものとみなされ、符号間距離から定まる誤り訂正能力を超えるビット数の誤りが発生した場合は誤受信となる。

一方、最尤復号法では各ビットの誤り率を用いて、どの符号語が送られたとみなすのが最も確からしいかを計算し、その確率が最大となる符号語を復号結果とする。この最尤復号法を行えば、最小距離復号法における誤り訂正能力を超えるビット数の誤りが発生しても訂正できるが、符号語数が多くなると、復号処理が膨大になるという欠点がある。

最小距離復号法は、受信語の各ディジットの誤り率が全て等しい場合、最尤復号法と等価になるが、移動通信のように、各ディジットの誤り率が異なる場合、最尤復号とはならない。逆に言えば、移動通信では各ディジットの誤り率を用いた最尤復号を行えばワード誤り率特性を改善し得る可能性がある。むしろ受信レベルが大きく変動する移動通信では、最尤復号を行う方が自然であると考

えられる。

たディジットに対し、その受信電界レベルと対応したもので重み付けしてその和を各符号語ごとに求め、その和が最小となる符号語を復号結果とする。上記受信電界レベルと対応した値の和を求める際に、受信電界レベルの単調増加関数で定義される適当な重みを掛算して求めてもよい。

#### 「実施例」

第1図は、この発明の実施例を示す。受信アンテナ11は受信機12に接続され、受信機12から受信復調出力13と受信電界レベル出力14とが出力される。これら出力13、14はビット単位復号器15へ供給され、ビット単位の識別が行われると同時に、識別タイミングにおける受信電界レベルがサンプリングされ、1フレームの受信語と、各ビットにおける受信電界レベルのサンプル値とが出力16としてブロック符号復号器17へ供給される。ブロック符号復号器17は符号語の全体、又は一部の符号と受信語との異なるビットにおける受信電界レベルのサンプル値、又は、その値より求まる受信CNR（搬送波雑音比）値の

えられる。

所で、移動通信では、通常の場合、受信側で受信機に具備された受信電界レベル検出回路により、各ビットの識別点における受信電界レベルを測定することができる。従って、各ビットについての受信電界レベルのサンプル値により、各ビットの誤り率を推定することが可能である。にもかかわらず、移動通信における誤り訂正ブロック符号に対する従来の復号には、最小距離復号法が行なわれ、個々のビットの誤り率は復号にはまったく利用されていなかった。このために、ワード誤り率を十分小さくすることができなかった。

#### 「問題点を解決するための手段」

この発明は、データに冗長ビットを付加して誤り訂正ブロック符号として送信された符号に対する復号方法であって、受信符号はビット単位に識別復号を行って1フレームの受信語を作り、またその受信語の各ディジットごとの受信電界レベルを検出し、可能性のある各符号語と受信語とを対応ディジットごとと比較し、両者が不一致となっ

総和を最小化する符号語を求める処理を実行し、その結果を復号出力18として出力する。

次に、復号動作を説明する。よく知られているように、移動通信では、受信電界レベルは大きく変動するが、ビット単位の復号における識別時点での受信電界レベルは、受信機12より、受信電界レベル出力14として出力されている。この受信電界レベルがRの時のビット誤り率 $P_E(r)$ は

$$P_E(r) = \frac{1}{2} e^{-\alpha r} \quad \dots\dots (1)$$

$$r = R^2 / (2N) : \text{受信CNR}$$

N : 受信機の雑音電力

$\alpha$  : 定数

で表現される。そこで、受信語Yの第iディジットに対して、 $P_E(r_i)$ をこのビットの誤り率推定値とし、この値を用いて全ての符号語に対して、Yを受信した時の事後確率を計算すれば、最も確からしい送信語が求まり最尤復号が可能である。

さらに、式(1)のビット誤り率はrの増加に対して急激に減少するので、事後確率の最大値は、代数的復号法、つまり最小距離復号法による復号結

果判明した誤りビットにおけるビット誤り率の値にほぼ等しい。ところが、式(1)のビット誤り率は指数関数の形で表現されているので、事後確率を最大ならしめる符号語を求めることは、符号語の各ディジットと受信語との対応ディジットとが不一致となるディジットにおける受信 CNR のその符号語についての総和を最小とする符号語を見出すことに等しい。また、受信電界レベル  $R$  は、 $R \geq 0$  であるからこのことは、不一致となるディジットの受信電界レベルの総和を最小化する符号語を見出すこととも等価である。さらに、受信電界レベルの単調増加関数で定義される任意の重み  $W(R)$  を付けて総和を求めてもよい。

以上の復号アルゴリズムをブロック符号復号器 17 は実行する。定式化して表現すると、

$Y = (Y_1, \dots, Y_N)$  : 受信語

$\Omega_0$  : 符号語の全体の集合

$X_j = (X_{j1}, \dots, X_{jN})$  :  $\Omega_0$  内の  $j$  番目の符号語

$r_i$  :  $Y_i$  の識別時の受信 CNR

に対して、

②この  $K$  ビットが受信消失したとし、 $2^K$  種類のパターンをこの部分にあてはめ、代数的復号法(最小距離復号法)により、 $C$  ビットの誤り訂正復号を行なう。但し、 $0 \leq C \leq d$  である。

③②のそれぞれのパターンに対する復号結果の集合  $\Omega$  に対して、

$$\sum_{i=1}^N r_i (Y_i \oplus X_{ji}) \rightarrow \text{Min} \quad \dots \dots (2)'$$

となる  $X_j$  を  $\Omega$  から求め、送信語  $X_j$  とする。

このアルゴリズムにより、最大、 $2^K$  回の代数的復号と、その結果の符号語 ( $2^K$  個より少ない) に対して式(2)の左辺を計算すればよいことになる。

次に、この復号原理を、第2図を用いて具体的に説明する。

例として、符号長  $N = 23$ 、符号間距離  $2d+1 = 7$  の符号 (Golay 符号) を考え、送信語として全ディジットが "0" のものを送信したとする。受信側でこのフレーム (1語) を受信した時の受信 CNR は第2図中の曲線 21 に示すように変化し、受信語  $Y$  として、

$$\sum_{i=1}^N r_i (Y_i \oplus X_{ji}) \rightarrow \text{Min} \quad \dots \dots (2)$$

となる  $X_j$  ( $X_j \in \Omega$ ) を見つけることとなる。

以上により、この発明の復号方法は最尤復号に近い動作が可能であり、ワード誤り率特性の改善が可能であることが示された。しかしながら、上述の復号法では全ての符号語の集合  $\Omega_0$  の中から、式(2)を満たす符号語を求めるために、全ての符号語に対して、式(2)の左辺を計算し、その中で最小なものを選ぶ場合は、符号語の数が多いと、その計算量が膨大な量となる。つまり上述では全ての符号語が復号結果となる可能性があるとしたが、このような可能性のある符号語を例えば以下のアルゴリズムにより、計算量を減らすことができる。

①受信語  $Y$  の各ディジットの内、受信 CNR  $r_i$  の小さいものから順に  $K$  ビット選ぶ。但し、符号間距離  $2d+1$  に対して  $0 < K \leq 2d$  とする。なお、 $K = 0$  で最小距離信号と等しく、 $K = N$  で先に述べたすべての符号語について処理する場合と等しくなる。

$Y = [Y_1, Y_2, \dots, Y_{23}]$

$= [00000000011010000011000]$

を得たとする。受信語  $Y$  には、 $Y_{10}, Y_{11}, Y_{13}, Y_{19}, Y_{20}$  の5ビット誤りが生じているので、従来の代数的復号では誤受信となり(この符号は、代数的復号により3ビット誤まりまで正しく復号可能である)、これは送信語に対し隣接する符号語からの2ビット誤まりとして復号される。この2ビットの位置は例えば第1、第7ディジット  $Y_1, Y_7$  であると特定されたとする。(第2図中では、 $\Delta$  印で示した)。すなわち、この場合の隣接する符号語は  $Y' = [10000010011010000011000]$  である。この2ビットにおける受信 CNR は、第2図に示すように、 $r_1 = 20$ 、 $r_7 = 24$  [dB] である。

消失ビット数  $K$  は  $2d = 6$  以内でよいが、例えば  $K = 3$  ビットとし、受信 CNR の低い方から3ビットを消失ビットとする。この3ビットは、第2図の場合第10、11、12ディジット  $Y_{10}, Y_{11}, Y_{12}$  であり、これを第2図ではEとして示している。(この中に誤まりビットである  $Y_{10}, Y_{11}$  が

含まれている。)

次に、この3ビットに、 $2^3$ とおりのパターン22をあてはめると、具体的には、 $2^3$ とおりのパターンを発生させ、その各パターンとこの部分とビットごとに排他的論理和演算を行なうと、この演算結果、その3ビットが(000)の時、すなわち、発生させるパターンが(110)の時に、受信語は、

$$Y'=[0000000000000100000011000]$$

となって、送信語に対する誤まりビット数は $Y_{13}$ 、 $Y_{19}$ 、 $Y_{20}$ の3ビットとなるので、送信語である全ディジット"0"のパターンに復号される。

しかし、受信側では、全ディジット"0"のパターンが、送信語であるかは、この段階ではわからない。送信語が全ディジット"0"であるとした時の実際の誤まりビットは受信語Yのビットのうち、"1"になかったものであるから第10、11、13、19、20ディジットであり、この各ディジットにおける受信CNRは、 $r_{10}=16$ 、 $r_{11}=7$ 、 $r_{12}=12$ 、 $r_{19}=16$ 、 $r_{20}=13$  [dB]である。

次に、隣接符号に復号されたと仮定した時の誤

まりビット(不一致となったディジット)の受信CNRの和と、全ディジット"0"に復号された時の誤まりビットの受信CNRの和とを比較する。その結果は隣接符号の場合： $r_1 + r_7 = 351$  [真値]

全ディジット"0"の場合： $r_{10} + r_{11} + r_{12} + r_{19} + r_{20} = 121$  [真値]

となる(この計算は、デシベル表現の受信CNRの真値に変換して行なう)。従って、全ディジット"0"の方が、誤まりビットにおける受信CNRの和が小さいので、送信語は全ディジット"0"のパターンであると判定され、正しく復号される。つまり受信語Yと消失ビットの置きかえ可能性のあるすべての送信語との誤まりビットに対応するCNRの総和を求め、それが最小になる送信語が正規のものであると判定する。

以上に説明した復号アルゴリズムは、例えば第3図に示すブロック符号復号器17により実行される。第3図において、ビット単位復号器出力16は受信フレーム毎の1フレーム分の受信語24とその受信語の各ディジットにおける受信電界レベルのサンプル値25とから成る。受信電界レベ

ルのサンプル値25は消失ビット発生回路26へ供給される1フレーム中で、受信レベルの低い順に所定ビット数(Kビットとする)だけ消失ビット(消失ディジット)が選択される。消失ビット発生回路26から1フレーム中の消失ビットの位置を示すデータ27がパターン発生回路28へ供給され、パターン発生回路28は、1フレーム中の消失ビットの位置に全パターン( $2^K$ とおりの)をあてはめ、そのビットを"1"として時間的に、ずらせながら全パターンを出力し、全パターンを出力し終えたら、パターン終了パルス29を出力する。パターン発生回路28からのパターン出力31はファーストインファーストアウト(FIFO)レジスタ32に格納され、FIFOレジスタ32の出力消失ビット33と受信語24中の各ビットとの対応するものが排他的論理和回路34で排他的論理和演算される。排他的論理和回路34の出力35はブロック符号の最小距離復号回路36で最小距離復号され、その復号動作終了時に、FIFOレジスタ32へ読み出しパルス37を出力する。

最小距離復号回路36からの最小距離復号結果38は、排他的論理和回路39で、受信語24の各対応ビット(ディジット)との排他的論理和演算が行われ、両者が互に異なるビット(ディジット)が"1"となるパターン41が出力される。このパターン41は演算器42に入力され、パターン41の1フレーム内の"1"のディジットに対応する受信電界レベルのサンプル値25の和、又は2乗和が計算される。その演算結果43は最小値検出回路44に入力され、パターン終了パルス29が入力されるまでの間の、演算結果43の値と最小距離復号結果38とを記憶すると同時に、パターン終了パルス29が入力された時点で、その記憶している演算結果43内の最小のものに対応する最小距離復号結果38のパターンを復号した送信語として出力する。

消失ビット発生回路26が前述のアルゴリズムのステップ①、パターン発生回路28、FIFOレジスタ32、排他的論理和回路34、最小距離復号回路36がステップ②、排他的論理和回路39、

演算器 42 が、式(2)の左辺の値の計算、最小値検出回路 44 が式(2)の最小なものを見い出す動作をそれぞれ行なっている。

#### 「発明の効果」

次に、この発明による改善効果について述べる。第 4 図に示すように、復号のエリアは消失ビット数  $K$  と誤り訂正ビット数  $C$  の値によって以下のよう区分される。

(I) 符号間距離  $2d+1$  に対して、誤り訂正ビット数  $C$  が、

$$C \leq [(2d-K)/2] \quad \dots\dots (3)$$

$[\cdot]$ : Gauss の記号

の時、消失ビット訂正により唯一の符号語に復号できる。従ってこの符号語が式(2)'の最小化を満足する。

(II)  $C > [(2d-K)/2]$  の時、 $\Omega$  は複数の符号語から構成される。従って、これらに対して、式(2)の左辺を計算しなければ、最小化する符号語は見い出せない。

以下、(I)、(II)の場合について、改善効果を定量的に示す。

率特性は改善される。

一方、 $K$  が大きいほど等価的な符号間距離が短くなるので、誤り訂正能力が低下し、全体でのワード誤り率が良くなるとは限らない。

次にワード誤り率を求める。消失扱いとしない  $N-K$  ビット中の誤り数が、 $C$  個以下であれば正しく復号され、誤りが  $C+1$  個以上の時誤りとなる。ランダム誤りを仮定すれば、ワード誤り率は、

$$P_{w1} = 1 - \sum_{i=0}^C {}^{N-K}C_i P_{b1}^i (1-P_{b1})^{N-K-i} \quad \dots\dots (5)$$

で与えられる。但し、 $P_{b1}$  は第 6 図の平均ビット誤り率である。

第 7 図に、式(5)より求めた平均 CNR とワード誤り率  $P_{w1}$  との関係を示す。同図より明らかなように、消失ビット数  $K=2$ 、誤り訂正ビット数  $C=2$  とする時、最も改善効果が大きく、ワード誤り率は  $10^{-5}$  を得る受信 CNR で比較して、 $K=0$ 、 $C=3$  とする場合（消失扱いをせず 3 ビット誤り訂正を行う。図中  $P_{w0}$ ）より、約 2 dB 所要受信 CNR が

的に示す。

#### (I) の場合

消失としない  $N-K$  ビットの受信 CNR の確率密度は、

$$P_c(r) = \frac{N}{N-K} P(r) \sum_{m=1}^{N-K} {}^{N-K}C_{K+m-1} P(r)^{K+m-1} \cdot [1-P(r)]^{N-K-m} \quad \dots\dots (4)$$

$$P(r) = \frac{1}{P} e^{-r/P}, \quad P: \text{平均 CNR}$$

$$P(r) = \int_0^r P(r') dr'$$

で与えられる。第 5 図に、 $N=23$  (Golay 符号を想定) に対する  $P_c(r)$  を示す。第 5 図より明らかなように、消失ビット数  $K$  が大きくなるに従って、確率密度関数のピークが右に寄り、ダイバーシチ効果が得られることがわかる。この、 $N-K$  ビット中の平均ビット誤り率は、式(1)のビット誤り率を、式(4)の確率密度関数により平均化することにより得られる。第 6 図に、その結果を示す。同図より明らかなように、 $K$  が大きいほど、平均誤り

低減される。

#### (II) の場合

この場合のワード誤り率  $P_{w2}$  は、

$$P_{w2} = P_{w'} + P_{w''} \quad \dots\dots (6)$$

$$P_{w'} = P_{rob} \{ \text{消失扱いとしない } N-K \text{ ビット中に } C+1 \text{ 個以上の誤りが発生する} \}$$

$$P_{w''} = P_{rob} \{ \text{消失扱いとしない } N-K \text{ ビット中の誤り数は } C \text{ 個以下だが、式(2)'の結果、誤った符号語に復号される} \}$$

のように表される。この内、 $P_{w'}$  は、前項の  $P_{w1}$  の計算と同様に、ランダム誤りの場合は、

$$P_{w'} = 1 - \sum_{i=0}^C {}^{N-K}C_i P_{b1}^i (1-P_{b1})^{N-K-i} \quad \dots\dots (7)$$

により求められる。また、 $P_{w''}$  は、ランダム誤りの場合、次式となる。

$$P_{w''} = \sum_{k=0}^C \sum_{l=d+1-C}^K {}^K C_k \cdot {}^{N-K} C_l \cdot P_w^{kl} \quad \dots\dots (8)$$

但し、

$$P_w^{kl} = P_{b0}^{kl} \cdot \int_0^\infty \int_{r_0}^\infty P_1(r) P_2(r_0) dr dr_0$$

$$P_1(r) = \int_0^\infty F_{ee}(u)^k \cdot F_{cn}(u)^L e^{-ru} du$$

$$P_2(r_0) = \int_0^\infty F_{en}(u)^k F_{cn}(u)^L e^{-ru} du$$

$$S = K - k, \quad t = e^{-K+k}, \quad e = 2d+1-k-L$$

$$F_{ee}(u) = \int_0^\infty q_{ee}(r) e^{-ru} dr$$

$$F_{ee}(u) = \int_0^\infty q_{ee}(r) e^{-ru} dr$$

$$F_{en}(u) = \int_0^\infty q_{en}(r) e^{-ru} dr$$

$$F_{cn}(u) = \int_0^\infty q_{cn}(r) e^{-ru} dr$$

$$q_{ee}(r) = \frac{1}{2} e^{-ar} \cdot P_e(r) / P_{b2}$$

$$q_{ee}(r) = \frac{1}{2} e^{-ar} \cdot P_e(r) / P_{b1}$$

$$q_{en}(r) = (1 - \frac{1}{2} e^{-ar}) \cdot P_e(r) / (1 - P_{b2})$$

$$q_{cn}(r) = (1 - \frac{1}{2} e^{-ar}) \cdot P_e(r) / (1 - P_{b1})$$

$$P_{b1} = \int_0^\infty \frac{1}{2} e^{-ar} \cdot P_e(r) dr$$

$$P_{b2} = \int_0^\infty \frac{1}{2} e^{-ar} \cdot P_e(r) dr$$

であり、 $P_e(r)$  は、式(4)に与えたもの、また、 $P_e(r)$  は、

$$P_e(r) = \frac{K}{N} P(r) \cdot \sum_{m=1}^K N-1 C_{N-K+m-1} (1-P(r))^{N-K+m-1} \cdot P(r)^{K-m}$$

である。また、 $P_{e0}^{KL}$  は、

$$P_{e0}^{KL} = \pi C_k \cdot N-k C_L \cdot P_{b2}^k \cdot (1-P_{b2})^{N-k} \cdot P_{b1}^L \cdot (1-P_{b1})^{N-K-L}$$

である。第8図に、 $N=23$ 、 $2d+1=7$  (Golay符号) の場合のワード誤り率  $P_{w2}$  と、平均受信 CNR との関係を示す。消失ビット数  $K=3$ 、誤り訂正ビット数  $C=3$  の場合、2は  $K=3$ 、 $C=2$  の場合の各計算結果であり、この図中には、誤り訂正だけによるワード誤り率  $P_w$  ( $K=0$ 、 $C=3$ )、及び式(7)における  $P_w'$  (消失扱いとしない  $N-K$  ビット

ト中の誤り数が  $C+1$  個以上の確率) も示してある。この図より、以下の事がいえる。

①  $K=3$ 、 $C=3$  の場合、 $P_{w2}$  は  $P_w'$  よりも劣化するが、 $K=3$ 、 $C=2$  の場合、 $P_{w2}$  は  $P_w'$  とほとんど同一である。

②  $K=3$ 、 $C=3$  の場合の  $P_{w2}$  の方が  $K=3$ 、 $C=2$  の場合のより良い特性を示すが、その差はわずかである。3ビット誤り訂正だけを行う場合と比較して、これらはワード誤り率  $10^{-3}$  得る平均受信 CNR で約 4 dB 改善される。

#### 機シミュレーションによる確認

以上の理論値は、ランダム誤りを仮定して求めたものであるが、 $r_1$  が有相関の場合、消失部分、及び消失としない部分のビットにおける受信 CNR の結合確率密度を求めることは困難である。そこで、計算機シミュレーションにより (I)、(II) の場合のワード誤り率特性を求めた。シミュレーションの手法は以下のとおりである。

① レイリーフェージングに相当する振幅変動を発生させる。

② 第1ディジット(ビット)の振幅値から受信 CNR  $r_1$  を計算し  $P_{b1} = \frac{1}{2} \exp(-r_1)$  によりビット誤り率を計算する。

③ 区間  $(0, 1)$  の乱数を発生させ、1番目の値  $X_1$  が、 $X_1 < P_{b1}$  の時第1ディジットを誤りとする。

④ ①～③をくり返す。 $f_b T$  ( $f_b$ : フェージングビッチ、 $T=1/f_b$ 、 $f_b$ : ビットレート) に相当する正規化サンプリング周期で振幅値をサンプリングする。

シミュレーションの結果を第9図に示す。第9図Aは、(I) の場合の  $P_{w1}$  に対するシミュレーション結果で、パラメータは、 $K=2$ 、 $C=2$ 、第9図B、第9図Cは、(II) の場合の  $P_w'$  (消失としない  $N-K$  ビット中に  $C+1$  個以上の誤りが発生する確率) に対するシミュレーション結果で、パラメータは同図Bが  $K=3$ 、 $C=2$ 、同図Cが、 $K=3$ 、 $C=3$  である。これらより、以下のことが言える。

① ランダム誤りと見なせる時 ( $f_b T=1$  の時)、

いずれのシミュレーション結果も一致する。

② (I), (II) のいずれの場合も、 $f_D T$  が大きくなるに従ってワード誤り率特性も劣化するが、劣化の割合いが、(II) の場合は、 $f_D T = 0.5, 0.2$  で、それほど大きくなく、その後、急激に劣化するのが特徴である。

第10図は、第9図の結果より求めた平均受信CNR 10 dBにおける $f_D T$ とワード誤り率改善量 $P_{w1}/P_{w0}$ 、 $P_w'/P_{w0}$ との関係を示したもので、 $f_D T = 0.01$ の時、(I)の場合には改善量がほとんど無くなるのに対し、(II)の場合には、改善量が約 $1/4$  ( $K=3$ ,  $C=3$ )、及び $1/2$  ( $K=3$ ,  $C=2$ )となることがわかる。

以上、述べてきたように、この発明によれば、移動通信のように受信電界レベルが大きく変動する場合にも、最尤復号可能となり、その改善効果は、符号長 $N=23$ 、符号間距離 $2d+1=7$ の符号に対して、

① (II) の場合、ワード誤り率 $10^{-5}$ を得る受信CNRで最大2 dB

は、シミュレーションにより求めた $f_D T$ と、この発明による改善量との関係を示す図である。

② (II) の場合、同様の評価で、最大4 dBの改善効果がある。

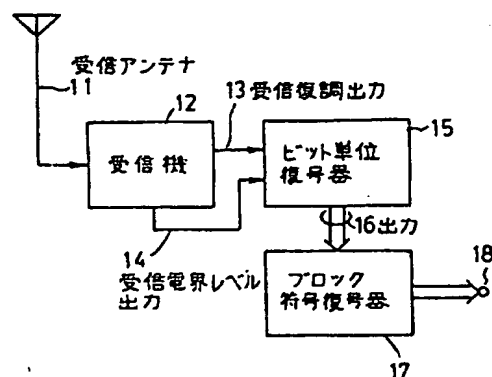
上述では、ビット誤り訂正が可能な2元符号を対象に説明したが、この結果はリードソロモン符号のようなバイト誤り訂正符号の復号法にもそのままの形で適用できる。

#### 4. 図面の簡単な説明

第1図はこの発明による復号法が適用された受信装置の一構成例を示すブロック図、第2図はこの発明復号の原理を具体的に示す図、第3図は、第1図中のブロック符号復号器17の詳細な一構成例を示すブロック図、第4図は、消失ビット数と誤り訂正ビット数、及び、復号エリアの関係を示す図、第5図は、消失としなない $N-K$ ビットの受信CNRの確率密度関数を示す図、第6図は消失としなない $N-K$ ビットの平均ビット誤り率特性図、第7図は(I)の場合のワード誤り率特性の理論値を示す図、第8図は(II)の場合のワード誤り率特性の理論値を示す図、第9図は(I), (II)のワード誤り率特性のシミュレーション結果を示す図、第10図

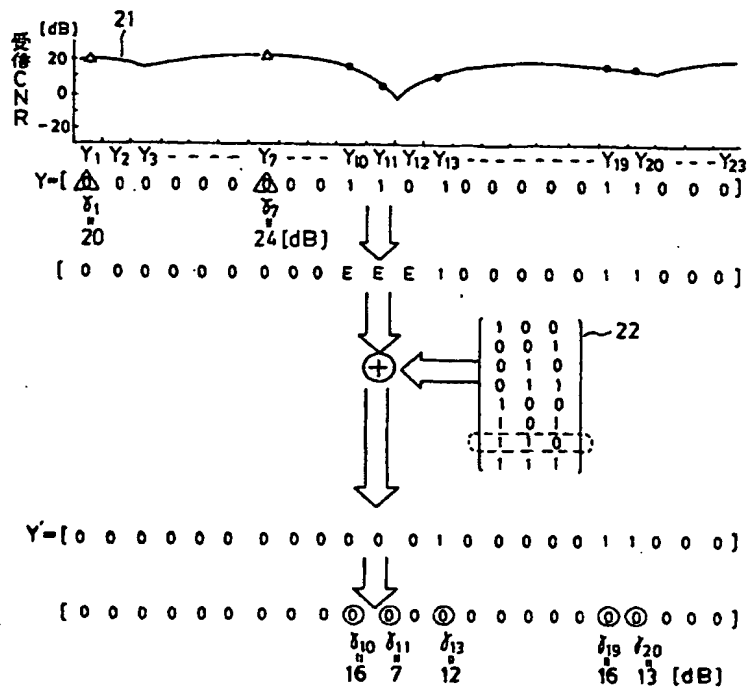
図 1

特許出願人：日本電信電話株式会社  
代理人：草 野 卓

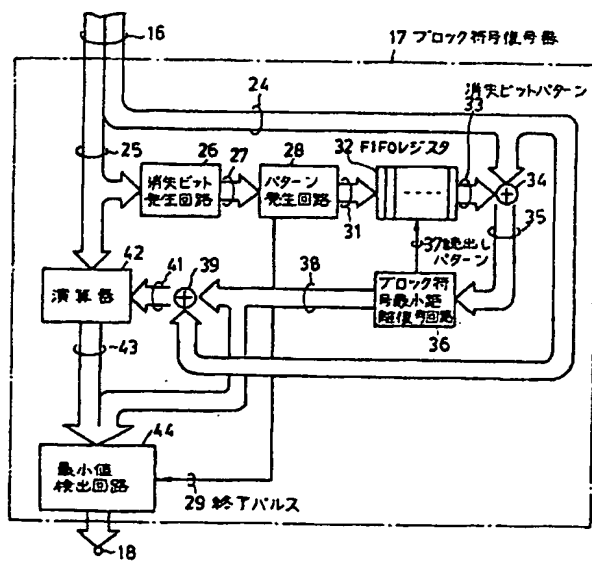




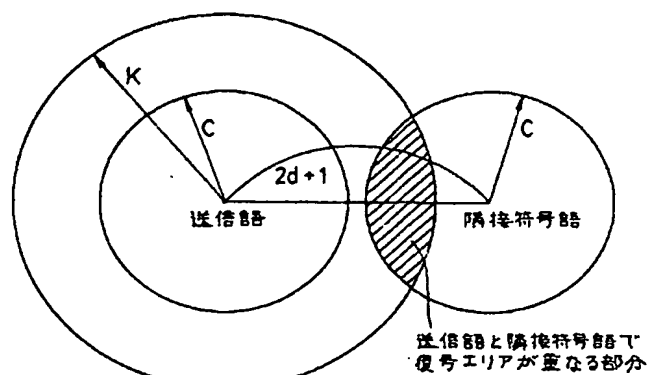
カ 2 図



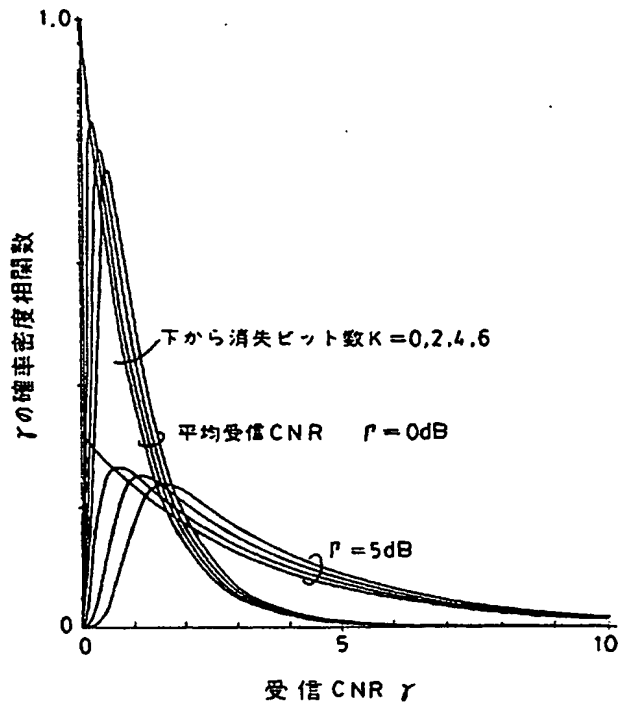
カ 3 図



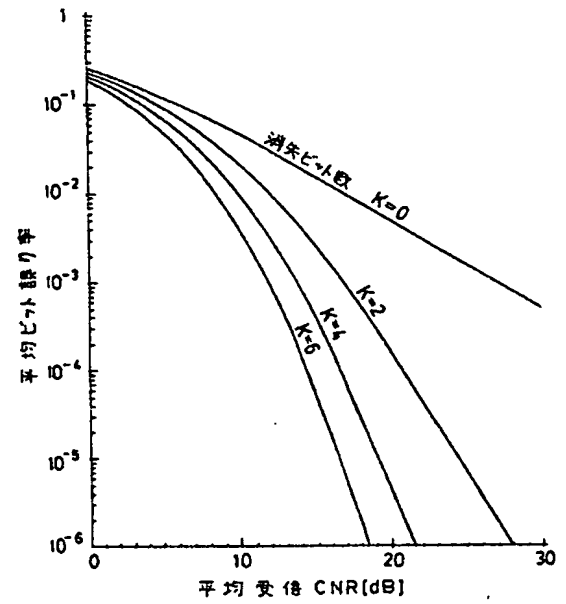
カ 4 図



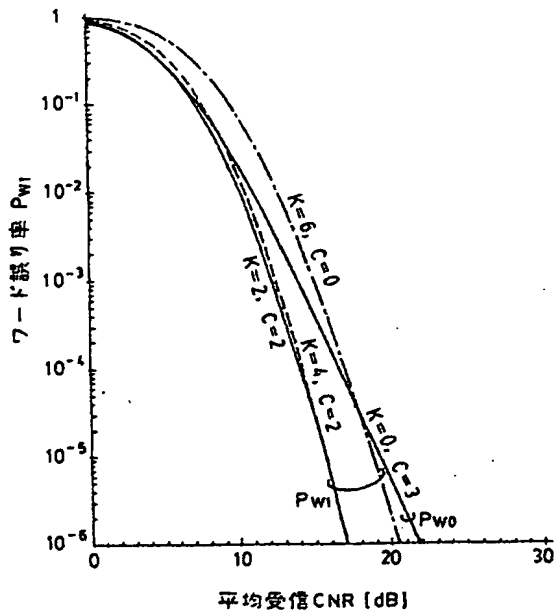
カ 5 図



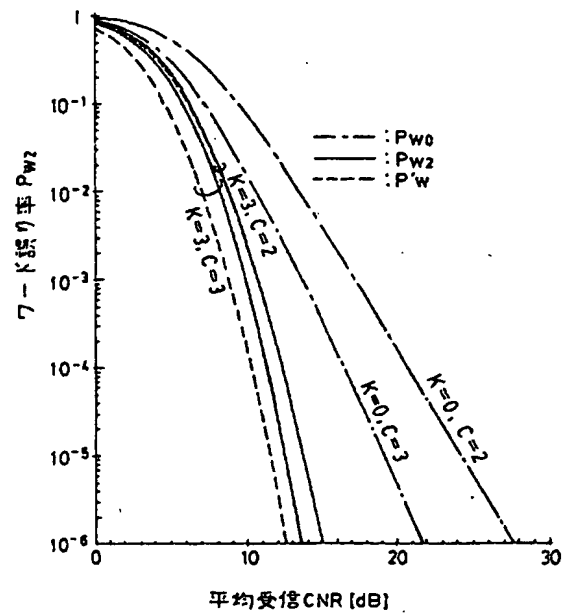
カ 6 図



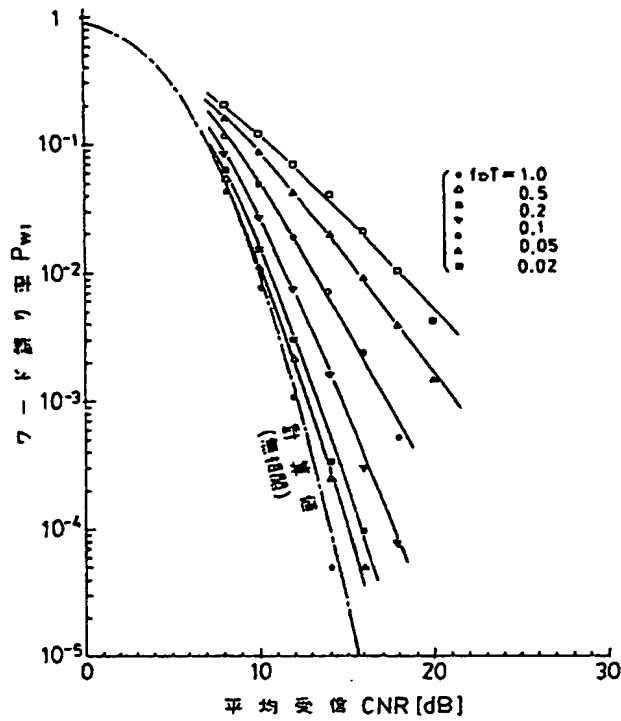
カ 7 図



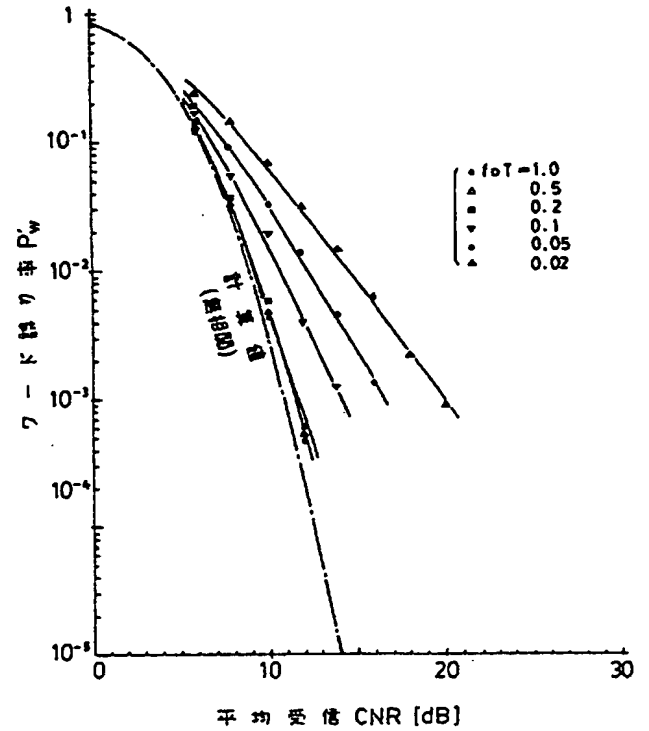
カ 8 図



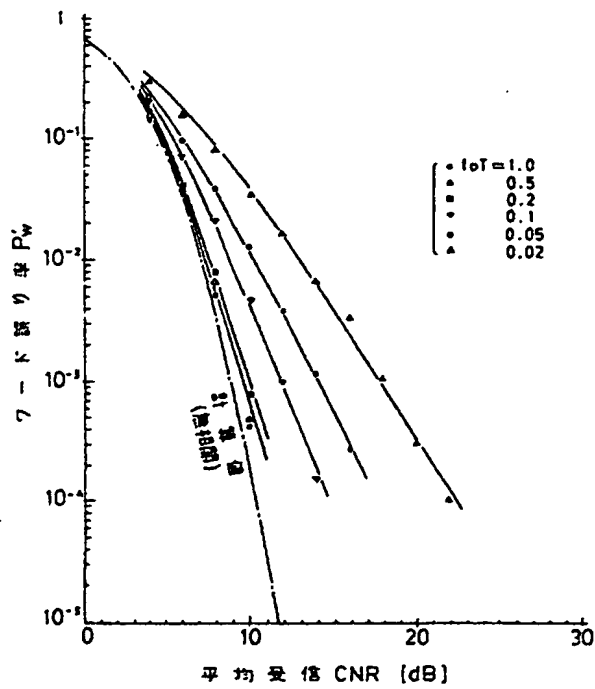
カ 9 図 A



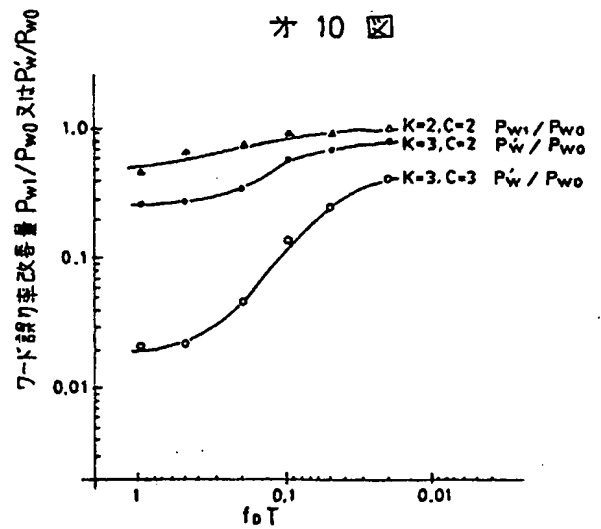
カ 9 図 B



カ 9 図 C





カ 10 図



手 続 補 正 書  
( 方 式 )

昭和61年10月3日

特許庁長官 殿

1. 事件の表示 特願昭61-157034 
2. 発明の名称 誤り訂正ブロック符号復号法
3. 補正をする者 事件との関係 特許出願人  
422 日本電信電話株式会社
4. 代 理 人 東京都新宿区新宿四丁目2番21号  
相模ビル (Tel 03-350-6456)  
6615 弁理士 草 野 
5. 補正命令の日付 昭和61年9月30日
6. 補正の対象 明細書中発明の名称の欄
7. 補正の内容  
(1) 明細書の発明の名称「誤り訂正ブロック符号復  
号法」を「誤り訂正ブロック符号復号法」と訂正  
する。

方 式  
審 査



以

